

(19)日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11)特許出願公開番号

特開2000-232395

(P2000-232395A)

(43)公開日 平成12年8月22日(2000.8.22)

(51)Int.Cl.⁷

識別記号

F I

テマコード*(参考)

H 0 4 B 3/00

H 0 4 B 3/00

H 0 4 L 12/56

H 0 4 L 11/20

1 0 2 C

// H 0 4 B 7/15

H 0 4 B 7/15

Z

審査請求 未請求 請求項の数11 O L (全 16 頁)

(21)出願番号

特願平11-314875

(22)出願日

平成11年11月5日(1999.11.5)

(31)優先権主張番号

6 0 / 1 0 7 2 1 0

(32)優先日

平成10年11月5日(1998.11.5)

(33)優先権主張国

米国 (U S)

(31)優先権主張番号

0 9 / 2 5 5 9 4 5

(32)優先日

平成11年2月23日(1999.2.23)

(33)優先権主張国

米国 (U S)

(71)出願人 596092698

ルーセント テクノロジーズ インコーポ
レーテッド

アメリカ合衆国, 07974-0636 ニュージ
ャーシー, マレイ ヒル, マウンテン ア
ヴェニュー 600

(72)発明者

ダニエル マッシュー アンドリューズ

アメリカ合衆国 07974 ニュージャーク
イ, ニュープロヴィデンス, グラント ア
ヴェニュー 106

(74)代理人

100064447

弁理士 岡部 正夫 (外11名)

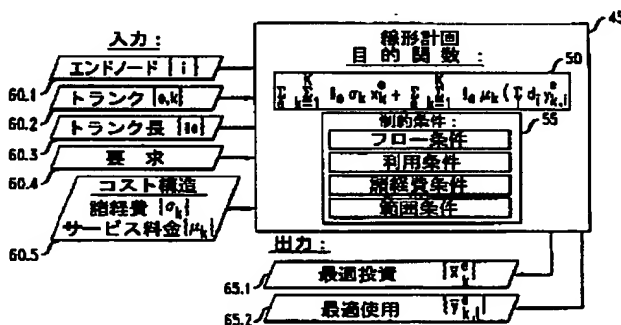
最終頁に続く

(54)【発明の名称】 最小コストでエンドノードからコアネットワークへのトラフィックを運ぶためのネットワーク設計の線形計画方法

(57)【要約】

【課題】 エンドノードとコアネットワークとの間で通信トラフィックを送信するためのアクセスネットワークの設計方法を開示する。

【解決手段】 エンドノード位置、各エンドノードに関連する要求レベル、利用できるトランクタイプおよび関連する容量、ならびにコスト構造を記述する情報が提供される。コスト構造としては、各トランクタイプについての固定諸経費や、トランクのタイプごとの単位距離当たりのサービス料金などを含む。提供された情報は、最適コストのアクセスネットワークを見つけるための線形計画に組み込む。線形計画を解いて、最適コストのアクセスネットワークの各リンクについて構成と使用法を定義する、暫定的な解を得る。こうしたリンクそれぞれについて、構成は、関連するトランクタイプごとの投資の分割レベル（対応する諸経費の同様の分割を生じる）により定義される。暫定解は、分割投資のある各トランクが削除されるか、または全面的な投資がなされたトランクに置き換えられるかするように、丸められる。



【特許請求の範囲】

【請求項1】 エンドノードの集合と、コアネットワークとの間で通信トラフィックを運ぶためのアクセスネットワークの設計方法であって、

該方法は、エンドノード位置と、各エンドノードに関連する要求レベルと、利用可能なトランクタイプおよびこれに関連する容量と、コスト構造とを記述した入力情報に依拠して実施されるものであり、

a) 線形計画を解くことで、連続的な数値を取る変数に関してアクセスネットワークのリンク1式と各リンクを構成するトランクのタイプ1式とを指定する暫定的な解を獲得し、前記リンクおよびトランクタイプにより、最小のコストでエンドノードに関連する要求レベルを理論的に送信するネットワークを定義すること、及び

b) 丸め処理期において、前記連続的な数値を取る変数を整数値に丸め、それにより実際に実現可能なネットワーク設計を指定することを含む方法において、該方法は、

c) 前記入力情報において、前記コスト構造が、各トランクタイプについて、単位長当たりの諸経費 σ ならびに単位帯域当たりの単位長当たりのサービス料金 μ で指定されること、

d) 前記線形計画を解くステップが、 $\sigma - \mu$ コスト構造を条件として実施されること、

e) 前記線形計画を解くステップが、結果として得られる暫定解が連続的な数値をとる投資変数 x^e_k 1式を含み、さらに連続的な数値を取る使用変数 $y^e_{k,i}$ 1式をも含むように実施されること、

f) 各投資変数 x^e_k が、各リンク e 上の各タイプ k のトランク (k, e) への投資レベルを指定していること、

g) 各使用変数 $y^e_{k,i}$ が、各リンク e 上の各タイプ k のトランクにより送信される各エンドノード i からの要求の一部を指定していること、及び

h) 前記丸め処理期において、前記投資変数 x^e_k と前記使用変数 $y^e_{k,i}$ の両方を丸めることとを特徴とする方法。

【請求項2】 請求項1に記載の方法において、前記トランクタイプが小さいほうから大きいほうへという順序になっており、前記丸め処理が、各トランクタイプについて、最も数字の大きい方のタイプから次々に、

a) 購入段階では、現行タイプのトランクの中で、削減できるトランクグループを識別し、前記グループそれぞれについてトランクを1本だけ残してすべて削除し、これにより各グループを単一トランクにする、

b) 削除したトランクから、現行タイプよりも一つ下のオーダーのタイプのトランクへ、要求のルートを変更する、

c) 現行タイプのトランクから同様のタイプのトランクに流れている場合、前記トランクの両方を現行タイプの単一のトランクに置き換える、

の各手順を行うことからなることを特徴とする方法。

【請求項3】 請求項2に記載の方法において、前記丸め処理の結果、対応する投資変数に対して値1を取るトランク (k, e) がそれぞれ生き残り、対応する投資変数について値0を取るトランクがいずれも削除されることを特徴とする方法。

【請求項4】 請求項3に記載の方法において、前記丸め処理の後、前記エンドノードからの要求を生き残ったトランクを通して前記コアネットワークに送るようにルート設定する手順をさらに含むことを特徴とする方法。

【請求項5】 請求項4に記載の方法において、前記生き残ったトランクを使って要求のルート設定をするステップが、各エンドノードからの要求すべてが一つの特定のルートに割当てられるように実施され、これにより、各エンドノード i について、前記エンドノードからの割当てルート上の各トランク (k, e) について、前記使用変数 $y^e_{k,i}$ を1に設定し、

各エンドノード i について、その他一切の使用変数 $y^e_{k,i}$ を0に設定することを特徴とする方法。

【請求項6】 請求項5に記載の方法において、各エンドノードからの要求が、最小のサービス料金しかかからないルートに割当てられることを特徴とする方法。

【請求項7】 請求項6に記載の方法において、前記購入段階が、

a) 長いパスまたは短いパスとしての各エンドノードからコアネットワークへのパスを、前記エンドノードから前記パス上のコアネットワークへ要求1単位を送る際の合計サービス料金に従って分類すること、

b) 長いパスにしかない現行タイプのトランクを削除することからなることを特徴とする方法。

【請求項8】 請求項7に記載の方法において、所与のエンドノードからのパスが、利用できるパスをすべて使用した時に生じる合計サービス料金の二倍よりも少ないサービス料金で、すべての要求を前記所与のエンドノードから前記コアネットワークへ送信できる場合に短いパスに分類されることを特徴とする方法。

【請求項9】 請求項8に記載の方法において、

a) 前記購入段階がエンドノードのグループ分けを行い、各グループがリーダーノード1個を正確に含む、リーダーノードとフォロワーノードのグループに分けることを含む、

b) 各リーダーノードと一緒にグループ分けするフォロワーノードを、リーダーからの短いパスが現行タイプのトランクに入る際に通る、ベースノードと呼ばれるノードに関連する規則に従って選択すること、

c) 所与のノードがすでに別のグループに属しているのでない限り、前記規則により、前記所与のノードからの短いパスが前記ベースノードを通過する場合には前記所与のノードをフォロワーとすること、

d) 前記グループそれぞれについて、現行タイプのトラ

ンクは1個だけ保持することを特徴とする方法。

【請求項10】 請求項9に記載の方法において、前記購入段階が、諸経費が最小になるような現行タイプのトランクを保持するための選定作業をさらに含むことを特徴とする方法。

【請求項11】 請求項1に記載の方法において、

a) 前記入力情報が、さらに、コアネットワークの見込みノードの位置を含むこと、

b) 前記線形計画を解くことで得られる前記暫定解が、連続的な数値を取るコア変数一式をさらに含み、前記コア変数それぞれがコアノードへの投資レベルを指定していること、

c) 前記丸め処理が、各コア変数を0か1に丸め、これにより、それぞれの丸め値1で、コアスイッチを設置する位置を示す手順をさらに含むことを特徴とする方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】本発明は、ノード間で通信トラヒックを運ぶためのノードとトランク（またはリンク）とからなる種類の通信ネットワークに関する。より詳細には、本発明は、このようなネットワークの設計方法、すなわち、ネットワーク内の物理的な相互接続の配

| タイプ | 容量 (k b p s) |
|-----|--------------|
| DSO | 64 |
| DS1 | 1544 |
| DS3 | 44736 |
| OC3 | 155520 |

コスト (ドル) / マイル

| |
|-----|
| 4 |
| 23 |
| 200 |
| 300 |

表1

【0005】通信ネットワークの中には、このような規模の節約が実質となるアクセスネットワークモデルに向いているものもある。図1を参照すると、こうしたネットワークは、中央コア15を占有するコアノード10と、エンドノード20の分布とからなる。リンク25はノードを相互に接続する。各リンクは、一つまたはそれ以上のトランクからなる。各コアノードは、通常、スイッチング機能を備えており、コアノードは高度に相互接続される。

【0006】エンドノードは、アクセスネットワーク35を介してコアに接続される。規模の節約を達成するために、近くのエンドノードからのトラヒックは、コアへの途上で、比較的容量の大きいトランク30に対して有利に多重化される。逆に、エンドノード向けのトラヒックは、コアを離れた後で多重化を外される。

【0007】実際には、コアは全体として、エンドノード間のトラヒックのメインスイッチの役割をする。たとえば、エンドノードAからエンドノードBへ向かうトラヒックは、まずAからコアノードCへ行き、次にコアを横切ってコアノードDへ行き、最後にエンドノードBへ行くことができる。

【0008】ここでは、コアの外部にあるノードはどれ

置を決定し、その相互接続を実現するためのトランクのタイプを選択することに関する。さらに詳細には、本発明は、最小のコストでこのような相互接続を実現する最適化に関する。

【0002】

【従来の技術、及び、発明が解決しようとする課題】<関連出願への相互参照>本願は、1998年11月5日に提出された仮出願第60/107,210号の優先権を主張するものである。

【0003】通信トラヒックを運搬するトランクは、容量により、またマイル当たりのコストにより（トランクの購入またはリースの際）分類することができる。通常は、マイル当たりのコストは容量に比例はせず、容量が増加するに連れての上昇は、直線的よりもずっと小さい。たとえば、表1では、4タイプのトランクについて、リース価格の典型的な組み合わせを示している。このようなコスト構造の結果、少なくともネットワークの特定部分においては、比較的多くのノードのトラヒックの出入りを比較的少ないトランクへと集中させることにより、規模の節約が実現されることが多い。

【0004】

でも、たとえ多重化された他のエンドノードとの間のトラヒックの中継点であっても、エンドノードと称する。

【0009】一般的な規則として、経済上、効率的なアクセスネットワークのノード20は、リンクにより、図2に示すような木構造に組織される（図では、リンクは参照番号40で示している）。このような構造の中のリンクは分岐の深さが様々で、たとえば、図のリンク40、1、40、2、40、3、40、4の場合には、それぞれ1、2、3、4である。こうした構造を定義する唯一の方法が存在しないことは図から明らかである。その代わり、所与のエンドノードに到達するリンクの分岐の深さと、エンドノードが関連付けられる分岐（またはサブブランチなど）は、設計者が選択する問題である。さらに、同タイプのトランクを多重化することによりリンクの容量を増やすのか、高い容量のトランクに置き換えることによりそうするのかも、設計上の選択の問題である。

【0010】設計上の選択は、一般に、一方で各エンドノードからの予想される要求を受け入れながら、アクセスネットワークの総コストを最小限に抑える方向で進められる。「要求を受け入れる」とは、それぞれのエンドノードへの、またはエンドノードからの要求を運ぶのに

十分な容量を与えることを意味する。便宜上、この必要なものをエンドノード「から」の要求の受入れ、と表記することにする。しかし、実際のデータの流れは、エンドノードに向かうことも、エンドノードからのことも、あるいは両方向のこともあることを理解されたい。

【0011】アクセスネットワークのコストは、敷設される様々なトランクの長さ、所与のノード対の間に敷設される所与のタイプのトランクの数、そしてコスト構造によって決まる。そこで、それぞれの設計上の選択が、アクセスネットワークの総コストに大きな影響を与える。アクセスネットワークに少ししかノードがなければ、もっとも合理的な設計上の選択を検討し、最小のコストとなる選択を明確化しやすい。しかし、実際のアクセスネットワークには、多くの場合、数十、数百、または数千ものノードがある。このような場合、比較的低コストのネットワーク設計を見つけるための自動化手順を使用することが一般に必要である。

【0012】トランクは完全なユニットとして取得（すなわち、購入またはリース—ここで購入という用語は、どのようなタイプのものであれ取得を示すために用いられる）する必要がある。従って、最小コストのネットワーク設計を見つけるという問題は、それ自体が自ずと、整数プログラミング（IP）の方法論に適している。整数プログラムは、最小限にすべきコストの関数と、最小化の際に条件となる制約とにより定義される。設計者は、通常、エンドノードの位置（これにより適切なトランク長を定める）、利用できるトランクのタイプ、コスト構造、各ノードからの要求を指定する。従来は、コスト構造で、容量と各タイプのトランクについてのマイル当たりコストとが指定される。

【0013】残念ながら、IP問題はNP困難である。当業者ならわかるように、商業的な意味で実用的な指定計算時間内では、最適の設計が達成されたのか、もしくは近似すらも実現されたのかどうかについて、何ら保証が得られないかもしれないということを、これは黙示的に示している。その結果、かなりの規模のアクセスネットワークの設計にあたって、IP数式には限定的な価値しかない。

【0014】IPに代わるものとして、線形計画（LP）の方法論による問題処理がある。LP処理では、トランクを部分的に購入することが許される。これにより、IPの手法で課されていた構造はゆるやかになり、その結果、コンピュータ処理の問題（LP処理）は扱いやすくなる。

【0015】しかし、このような方法では、無益な解決に到達してしまう場合がある。すなわち、おおむね部分的に購入したトランクで表現されているLP解に、丸め処理の規則を適用することで、完全なトランクを使った実現可能な解を導き出すことができる。LPを素朴に適用しただけでは、丸め処理前は最適だった解が丸めの後

もなお経済面で効率的であるような形では、問題を制約することができない。

【0016】最小コストのネットワークを設計しようとするこれまでの試みの一つが、F. S. Salzman他「ネットワーク設計におけるシングルーシンクエッジ設置問題の近似」（離散アルゴリズムに関するACM-SIAMシンポジウム会報（SODA 1977）、619～628ページ）である。この方法は、メートル法のユークリッド空間に限定されるが、ここでは、連続的に小さくなっていく格子を構築する手順を用いて、比較的遠くのノードと比較的近くのノードとを区別している。

【0017】上記の筆者は、この方法について、Oの限界（ $\log D$ ）の性能を示すことができた。ここで、Dは要求の合計を示す。すなわち、Salzman他の方法で設計されたネットワークの総コストは、最適なコストのO（ $\log D$ ）の範囲内に収まることが保証される（「O（...）」の意味については下記）。性能限界は、最悪の場合を考慮しながら設計方法を選択するには便利である。しかし、性能限界が大きすぎると、実際問題として、その方法で商業的に望ましい結果が得られるかどうかの保証にはあまり、またはまったくならない。

【0018】もうひとつ、このような方法を述べているのは、B. AwerbuchとY. Azarの「まとめ買いのネットワーク設計」（第38回コンピュータサイエンスの基礎についての年次シンポジウム会報、フロリダ州マイアミビーチ、1997年10月、542～547ページ）である。この方法では、筆者らは、木メートル埋め込み法と呼ばれる方法を適用して、木構造上の距離により、ネットワーク内の距離の近似値を得ていた。この筆者はOの性能限界O（ $\log N$ ）²を示していた。ここで、Nはネットワーク内のノードの数である。

【0019】実際のネットワークでは、要求の総計が大きくなることはよくあり、実用ネットワークには、多くの場合、多数のノードがある。従って、Salzman他の方法ならびにAwerbuch他の方法が示している性能限界は、実際には、比較的高くなるかもしれない。従って、この技術でなおも欠けているのは、有益な解が選られ、ネットワーク規模や要求合計とは無関係に必ずある距離の範囲内で取組めて、最適なコストの設計ができるアクセスネットワークの自動設計法である。

【0020】

【課題を解決するための手段】このような方法を発明した。トランクのコストが一定の条件を満足していれば、この方法で設計したアクセスネットワークの合計コストがO（ K^3 ）の範囲内に収まり、最適コストのO（ K^2 ）の範囲内にさえ収められることを数学的な厳密さで証明した。市場で入手可能な多くのトランクがこの条件を満たす。

【0021】記号Kは、様々なトランクのタイプの合計

数を示す。所与の数値が「 $O(K^2)$ の範囲内にある」とは、 K の二次多項式に当該の数値を掛けた積よりも大きな数値にならない、という意味である。同様に、「 $O(K^3)$ の範囲内にある」とは、 K の三次多項式に当該の数値を掛けた値よりも大きな数値にならない、という意味である。

【0022】この方法の中心になるのは、コスト構造の変形である。この新しいコスト構造は、各タイプのトランクについて、2つの構成部分を備えている。一つは、固定諸経費 σ で、1マイル当たり指定ドル額である。所与のタイプのトランクを購入した場合、数量に関わらず、このコストがかかる。もう一方の構成部分は、サービス料金 μ である。サービス料金は、マイル当たりの、単位容量当たりの指定ドル額で表現される。

【0023】トランクタイプを、正の整数 k を指標として示し、 $k=1, 2, \dots$ が、容量の増加していく順を示すとする。それぞれのタイプのトランク 1 単位についての 1 マイルあたりの諸経費は、通常、 k と共に増加する。単位長当たりのサービス料金が k の増加と共に減少するというのが真実であれば、そして以下に述べる追加条件が満足されていれば、アクセスネットワークの合計コストは、最適コストの $O(K^3)$ の範囲内に収まる。

【0024】追加条件とは、簡単に言うと、トランク 1 本に投資して、その容量の半分未満しか使わないのは経済的に非効率的である、ということである。さらに正確に言うと、条件は次の通り。(a) トランクタイプ ($k=1$) について、単位長当たりのサービス料金は、単位長当たりの諸経費の半分を超える、(b) その他一切のトランクタイプについては、要求 d が非常に小さくて、タイプ k のトランク上でルート設定するためのサービス料金 $d \mu_k$ が、タイプ k のトランクの諸経費 σ_k よりも少ない時はいつでも、要求 d のルート設定のために 1 マイルごとに発生するコスト $d \mu + \sigma$ は、次に小容量のトランクタイプ $k-1$ においては安くなる。(実際には、「半分」という因数は、(a) および (b) において、この条件の十分さを変えることなく、なんらかの正の小数に置き換えることができる。)

【0025】アクセスネットワークの総コストは、さらに条件が満たされれば、最適コストの $O(K^2)$ の範囲内に収まる。簡単に言うと、この条件は、トランクの諸経費は幾何学的に増加する、ということである。正確に言うと、この条件が満足されるのは、正の定数 c があって、これについて以下の式が成り立つ場合である。

$$\sigma_1 \leq c \sigma_2; \sigma_1 + \sigma_2 \leq c \sigma_3; \dots; \sigma_1 + \sigma_2 + \dots + \sigma_{k-1} \leq c \sigma_k$$

この条件は、実際的なコスト構造において多くの場合に満足されていることを観察した。

【0026】本発明では、LP 技法を使用する。ここでの容量コストの特性表現方法は、線形計画の演算に影響

する。具体的には、所与のトランクタイプを購入して所与のリンクを実施しようとする時、諸経費が 1 単位発生し、そのトランクタイプの容量の連続する分量を購入する。この方法の結果として、有益な設計となるように丸めることのできる解が得られる。

【0027】この方法がより現実的な一つの理由は、「諸経費」が線形計画に、高価な (すなわち高容量の) トランク上に取るに足りない要求をルート設定することの罰金を組み込む形になっているからである。すなわち、所与のトランクに投資して、なんらかの要求を送信する場合、要求がどんなに小さなものであっても、諸経費は負担しなければならない。これは、現実の生活において、所与のリンク上に要求のルートを設定した場合、少なくともまるまる一つのリンクを購入するコストが生じるという事実を反映している。(解の LP 処理期においては、分割した諸経費の負担を認めていることに留意されたい。次の「丸め処理」期に、部分的に投資されたトランクを、丸ごとの単位に統合する。) このような罰金がなければ、線形計画では、一つのトランクタイプだけ、すなわち単位容量当たりのコストが最小のトランクタイプだけを断片的な数量で購入するだけになり、各エンドノードからの要求を最寄りのコアノードまでルート設定するであろう。

【0028】こうして、ある態様では、本発明は、リンクと相互接続されたエンドノードの集合からなる、エンドノードとコアとの間で通信トラフィックを送信するためのアクセスネットワークの設計方法に関する。この方法には、エンドノード位置と、各エンドノードに関連する要求レベルと、利用可能なトランクタイプおよびこれに関連する容量と、コスト構造とを記述した情報の提供が含まれる。コスト構造には、各トランクタイプについての固定諸経費と、各トランクタイプについての単位距離当たりのサービス料金とがある。

【0029】この方法にはさらに、提供された情報を線形計画に組み入れて、最適コストのアクセスネットワークを見出すことが含まれ、また、線形計画を解いて、それにより、最適コストのアクセスネットワークの各リンクについて、構成と使用法を定義する暫定解を得ることも含まれる。

【0030】こうしたリンクそれぞれについて、構成は、適切なトランクタイプそれぞれにおいて、投資の分割レベルにより定義される (対応する諸経費の同様の分割を生じる)。以下、こうした投資変数は記号 x で示す。

【0031】各リンクは、一つまたはそれ以上のノードからの要求を運ぶ。リンク上では、様々なタイプの一つまたはそれ以上のトランクが、それぞれ、所与のエンドノードからの要求の一部分を運ぶことができる。使用法は、関連するトランクタイプそれぞれを通じてルート設定される、関連する各エンドノードからの要求の一部分

10

20

30

40

50

により定義される。以下、こうした使用変数は、記号 y で示す。

【0032】この方法ではさらに、暫定解を丸めて、これにより、丸めた解を出す。丸め処理は、部分的な投資のなされた各トランクが、削除されるか、または完全に投資の成されたトランクに置き換えられるかするように実行される。

【0033】本発明の特定の実施形態においては、丸め処理は、最初に大容量タイプのトランクについて行われ、それから、容量が次に小さいトランクタイプについて行われる。（これについて、以下の記述では、次に低い「オーダー」のトランクと書いている。）各オーダーの中で、丸め処理は、3つの時期に行われる。各トランクは、コアに向かっていくものと考えられる。

【0034】第一期は、「購入」と称し、選択可能なトランクのグループが明確にされる。こうしたグループそれぞれを、選択可能なトランクのそれぞれによりコアへと要求1単位を送信する際のサービス料金に基づく規則に従って、単一のトランクへとまとめていく。（ここでは、単一のトランクが無限の容量を備えているかのよう

に扱うことに留意されたい。従って、実用の際には、このトランクは、並行するトランクの束として実現される。）

【0035】第二期は、「ルート変更」と称し、購入期に除去された選択可能なトランクそれぞれがすでに運んだ要求を、次に低いオーダーのトランク上にルート変更する。

【0036】第三期は、「短絡」と称し、共通のタイプの2本のトランクの各結合部に関する。こうしたトランクの対のそれぞれを共通のタイプの単一のトランクで置き換える。

【0037】

【発明の実施の形態】この新しいコスト構造によれば、各トランクタイプは、単位長ごとの諸経費 σ ならびに単位帯域ごとの単位長ごとのサービス料金 μ と関連づけられている。長さ1のトランクを購入する時、諸経費 $\sigma \cdot 1$ を払う。そして、このトランクを通じてルート設定す

る帯域の各单位ごとにサービス料金 $\mu \cdot 1$ を支払う。従って、距離1ユニットについての帯域 d ユニットのルート設定の総コストは以下の通り。

$$(1) \quad (\sigma + \mu \cdot d) \cdot 1$$

このコスト構造では、1本の特定のトランクに沿ってルート設定できる帯域の量に何ら限界がないことに留意されたい。

【0038】これに対して、従来のコスト構造では、所与のトランクのタイプは、単位長あたりの容量 c およびコスト p で説明されていた。こうしたコスト構造では、距離1ユニットについての帯域 d ユニットのルート設定（ $[d/c]$ トランクを必要とする）の総コストは以下の通り。

$$(2) \quad [d/c] \times p \times 1$$

「 $[\dots]$ 」という対になった記号は、中に入っている数量以上の最小の整数を取らなければならないことを示す。

【0039】式(1)と式(2)のそれぞれのコスト構造は、単位長 p 当たりのコストと共に諸経費 σ を明らかにし、（単位長当たりの）容量コスト p/c と共にサービス料金 μ を明らかにすることにより有益に比較できる。これを行うと、式(1)による所与のトランクのコストは、常に、式(2)によるコストに対して因数2の範囲内となる。従って、この二つのコスト構造は比較することができる。

【0040】各トランクタイプ k （但し、 $1 \leq k \leq K$ ）について、 σ_k で諸経費を表し、 μ_k でサービス料金を表す。トランクのタイプをそれぞれの諸経費の昇順で並べる（すなわち、 $\sigma_1 < \sigma_2 < \dots < \sigma_K$ ）と、事業としての現実の状況では、対応するサービス料金が降順となる（すなわち、 $\mu_1 > \mu_2 > \dots > \mu_K$ ）。これは、購入価格の高いトランクほど、サービス料金が低いからである。

【0041】例として、表1のトランクタイプに対応する諸経費とサービス料金を以下に表2として示す。

【表1】

| 種別 | 容量 (kbps) | コスト/マイル (\$/mile) | 諸経費 (\$/mile) | サービス料金 (\$/mile/DS0) |
|-----|--------------|----------------------|------------------|-------------------------|
| DS0 | 64 | 4 | 4 | 4 |
| DS1 | 1544 | 23 | 23 | 0.953 |
| DS3 | 44736 | 200 | 200 | 0.286 |
| OC3 | 155520 | 300 | 300 | 0.123 |

表2

【0042】線形計画の説明は、図3を参照すると便利である。図に示すように、線形プログラム45は、目的関数50と、それぞれについて以下に述べる各種制約条件55とによって定義される。線形計画に入力する事項は以下の通りである。各エンドノードをインデックス i

で示したエンドノード位置60.1、リンクインデックス e およびトランクタイプインデックス k でそれぞれ表される利用可能トランク60.2、各長さ l_e が、対応するリンクインデックス e により参照されるトランク長さ60.3、エンドノードからのそれぞれの要求 d_i の

集合 60. 4、ならびにコスト構造 60. 5である。エンドノード位置のリストには一般にゼロ要求ノードも含まれることに留意されたい。これは、低いオーダーのノードからの要求を単純に通過させるだけのノードである。

【0043】最適化する変数は、投資変数 x_k^e と使用変数 $y_{k,i}^e$ であり、これらについては以下に説明する。どちらのタイプの変数も、適切なトランクタイプとリンクに従って示されることに留意されたい。また、以下に説明する理由により、各使用変数は、対応するエンドノード i に従って示される。

【0044】線形計画の出力は、最適化投資変数 x_k^e の集合 65. 1 と、最適化使用変数 $y_{k,i}^e$ の集合 65. 2 である。

【0045】投資変数も使用変数も、0 から 1 までの閉じた間隔の中の数値を取ることができる（実際には、以下に述べる「範囲条件」により、この範囲に限定されている）。各リンク e および各トランク種別 k について、投資変数 x_k^e は、購入するトランク (e, k) の量を表す（丸め処理では、この数値は 0 か 1 に丸められる）。各リンク e 、各トランクタイプ k 、各ノード i について、使用変数 $y_{k,i}^e$ は、トランク (e, k) を経由するエンドノード i からの総要求の一部分を表す（丸め処理では、この数値も 0 か 1 に丸められる）。

【0046】線形計画に課す制約条件（下記参照）の一つを、ここでは、半利用率（HUP）と称する。所与のタイプ k のトランクが半利用されている、と言われるのは、要求を十分に運んでいるのに、合計サービス料金 $d \times \mu_k$ が諸経費 σ_k の少なくとも半分である場合に、半利

$$(3) \quad OF = \sum_e \sum_{k=1}^K \ell_e \sigma_k x_k^e + \sum_e \sum_{k=1}^K \ell_e \mu_k \left(\sum_i d_i y_{k,i}^e \right)$$

OF は、二項の合計である。第一項は諸経費の総計で、各リンクのトランクタイプすべてについて合計したものである。第二項は、アクセスネットワーク上を運ばれる要求一切についてのサービス料金の総計である。リンク e 上のタイプ k のトランクに関して、当該トランクを通過するフローパスを有する各エンドノード i は、 $d_i y_{k,i}^e$ により与えられる要求の量に寄与する。全エンドノードの寄与を合計すると、トランク (e, k) で運ばれる要求の総計が出る。この総計に、それぞれ適切なトランク長およびサービス料金を掛けて、全リンクおよびトランクタイプについて合計すれば、サービス料金総計が得られる。

【0050】もう一度図 3 を参照すると、制約条件は次の通りである。すなわち、フロー条件 55. 1、利用条

(4)

【0054】フロー条件は、CTTP を実施するように定義される。フロー条件は、別個のエンドノード（すなわちコアノード以外のノード） i および j に関して、以

用されていると言う。HUP は、使用されているトランクそれぞれが半利用状態であれば、満足する。この制約条件は、購入されたトランク容量を不十分にしか利用しないという無駄を防ぐ。

【0047】第二の制約条件を、ここではトランクタイプ連続性（CTTP）という。この制約条件では、各要求が、タイプの数字が 1, 2, ... と連続して増えて最高 K の最大値に至るまでの各種のトランクを通して送らなければならない。

【0048】CTTP を実行可能にするために、線形計画の入力で、トランクタイプごとに、各ノードに長さゼロのリンクを入れてある。このようなリンクの長さゼロのトランクは、フローパスが横切るトランクタイプの連続に生じた隙間を埋めることができる。その結果、CTTP は、効果的に、トランクタイプは昇順に通過しなければならない、という要求に軟化させることができる。しかし、トランクタイプの連続は、昇順であればなんでもいいわけではない。長さゼロのトランクの中に、半利用までいかないものがあるれば、これは HUP により禁じられる。こうしたトランクは削除することが望ましい。私たちの方法に対しては、これらも他のトランクと同様、「現実」だからである。従って、有限長のトランクとして最後までルート変更され、相当の諸経費やサービス料金を生じることがある。

【0049】目的関数 50 は、最小限にすべきものであり、諸経費、サービス料金の両方を含めたアクセスネットワークの総コストを表している。目的関数 OF は以下の通り。

【数 1】

$$OF = \sum_e \sum_{k=1}^K \ell_e \sigma_k x_k^e + \sum_e \sum_{k=1}^K \ell_e \mu_k \left(\sum_i d_i y_{k,i}^e \right)$$

件 55. 2、諸経費条件 55. 3、および範囲条件 55. 4 である。

【0051】範囲条件については既に述べたが、ここでは、投資変数と使用変数が、0 から 1 までの閉じた間隔の中でしか値を取らない。

【0052】諸経費条件では、要求が所与のトランクを通る場合、そのトランクの諸経費を払う必要がある。具体的には、この条件では、各リンク、トランクタイプおよびエンドノードについて、利用変数 $y_{k,i}^e$ は、対応する投資変数 x_k^e 以下でなければならないと述べている。

【0053】利用条件は HUP を表している。数学的には、各リンク e およびトランクタイプ k について、下記のように表現される。

【数 2】

$$1/2 \cdot \sigma_k x_k^e \leq \mu_k \left(\sum_i d_i y_{k,i}^e \right)$$

下のよう示すことができる。

(a) トランクタイプ k で $k=1, 2, \dots, K-1$ のとき、エンドノード i から始まるトータルフローで、タ

イブ k のトランクを経由してエンドノード j に入るものは、タイプ $k+1$ のトランクを経由してエンドノード j を離れる、 i から始まるトータルフローと等しくなければならない。

(b) タイプ K のトランクを経由してエンドノード j に入る、エンドノード i からのフローの合計は、ゼロでなければならない。

(c) タイプ 1 のトランクのエンドノード i から出るフローは、 d_i が 0 より大きい場合、 1 に等しくなければならない。この点で留意すべきことは、エンドノード i に発し、タイプ k のトランクを経由してノード j に入る、またはノード j を離れるフローは、

【数 3】

$$\sum_e y_{k,i}^e$$

であり、ここで、合計はノード j に出入りする全リンク e に対して行われるということである。

【0055】当業者であれば、こうした条件が、使用変数 $y_{k,i}^e$ についての線形制約条件として容易に表現できることがわかるであろう。

【0056】線形計画には、ネットワーク規模 N とトランクタイプ数 K とで多項式となる期間に最適解が得られるという有利な特性があることがわかった。

【0057】線形計画の出力は、図 3 のボックス 65、1 および 65、2 に示すように、それぞれ投資変数の最適値 x_k^e ならびに使用変数の最適値 $y_{k,i}^e$ からなる。線形計画のこの解に関連しているのが、最適コストである。次に、投資変数と使用変数のそれぞれを 1 から 0 に丸める。これにより、トランクを完全なユニットとして購入し、各エンドノードからの要求がいずれもコアまで単一のフローパスを利用するアクセスネットワークの設計を行う。前述のように（トランクコストがトランクタイプにより幾何的に増加した場合）、上記の丸め手順により、最適コストは、因数 $O(K^2)$ を超えて増加することはない。

【0058】施設配置問題に適用するための関連丸め技法は、D. B. Shmoys 他「施設配置問題の近似アルゴリズム」（第 29 回 ACM コンピューティング理論シンポジウム年次大会会報、E1 Paso, Texas, 1977 年 5 月、265～274 ページ）に記載されている。

【0059】図 4 を見ると、上述の線形計画を解くステップは、ボックス 70 で表現されている。ボックス 75 として示す次のステップは、それぞれのエンドノードからのフローをエンドノードからコアに至るまでの全体について離散的なパスに分解することである（厳密には、このステップは、要求元となっているエンドノードだけに適用する）。ボックス 80 として示す次のステップグループは、ここでは丸め処理期と呼ばれている。

【0060】丸め処理では、各投資変数は 0 に設定される（関係するタイプのトランクを関係するリンクのために購入しないことを示す）か、または 1 に設定される

（トランクを購入することを示す）。このステップは、購入ステップと呼ばれ、図ではボックス 85 として示してある。

【0061】投資変数は、ノードを離れていくトランクすべてについて、 0 に設定することができる。このような場合、そのノードからのフローはルートを変えなければならない。ルート変更ステップは、図ではボックス 90 となっている。

【0062】ルート変更ステップの結果として、同タイプのトランク上で一つのノードに出入りするフローパスがいくつかできてくる。こうしたパスそれぞれを、適切なタイプの単一のトランクに置き換える。このステップは、短絡ステップと呼ばれ、図ではボックス 95 となっている。

【0063】丸め処理期 80 のステップ 85-95 を、各トランクタイプについて順に最大値（すなわちタイプ K ）から始め、最小値（すなわちタイプ 1 ）で終わりにして繰り返す。

【0064】各タイプのトランクについて丸め処理が完了した後、要求は、エンドノードから、購入したトランクを経て、コアに送られる。この送信ステップを、図ではボックス 100 で示している。

【0065】この点で、使用値の部分的な数値は、アクセスネットワークの総コストに対する上界を計算するのに役立つ。しかし、実際のルート選択は、こうした数値とは関係なく実行されている。その代わりに、各ノードからの要求すべては、単純に、最小のサービス料金となるパスに送られる。一般に、以前、部分的に高いコストのパスを通したフローを低コストのパスで統合することができるからである。結果的に総コストは、使用変数から予想されたものより悪くはならない。

【0066】ルート選択ステップ 100 では、購入された各トランクは、容量が無限にあるものとして扱われる。結果としての設計を実際に使用する時には、設計上の要求量を取り扱う必要に応じて、多数のトランクを購入することができる。このコスト構造の設計においては、このような結果を出そうと計画したのである。

【0067】以下、エンドノードからのフローをフローパスに分解するステップ 75 について、図 5A-図 5C を参照しながら説明する。

【0068】パス分解について良く知られた技法が複数あることに留意されたい。そうした技法の一つが、例えば、A. Srinivasan and C-P Tse「パケットルーティングのための定数因数近似アルゴリズムならびに現地基準と世界基準とのバランスの取り方」（第 29 回 ACM コンピューティング理論シンポジウム年次大会会報、E1 Paso, Texas、

1997年5月、636～643ページ（特に、639ページの2. 2項を参照のこと））。

【0069】図5Aは、ゼロ以外の数値を伴う線形計画が出力する投資変数により定義される単純なアクセスネットワークを示している。タイプ1とタイプ2の2種類のトランクがある。タイプ2のトランク105の一方は、それぞれD、E、Fとラベルのついたノードから延びてコア110に達している。タイプ1のトランクは、それぞれA、B、CとラベルのついたノードからD、E、Fのノードへ、以下のように延びている。Aからはトランク1本がDへ、1本がEへ。Bからは、トランク1本がDへ、1本がEへ。Cからは、トランク1本がEへ、1本がFへ。D、E、Fからのタイプ2のトランクは、それぞれ、長さが1、2、3であり、タイプ1のトランクはすべて、長さが5である。ノードD、E、Fからの要求はない。ノードAには要求2が、Bには要求4が、Cには要求6がある。トランクタイプ、トランク長、および要求が、設計者から線形計画に入力として与えられる。

【0070】図5Aのネットワークを図5Bでも描いている。図5Bで示しているのは、線形計画の出力により与えられた、投資変数および使用変数の数値である。わかりやすくするため、トランクタイプ指標とリンク指標は割愛し、ノード指標（すなわちA、B、C）を図に残してある。図に示すように、投資変数はすべてのトランクについて1/2の数値になっている。Aからの要求の半分が、そこで終端する2本のトランクのそれぞれで運ばれ、BおよびCからの要求についても同様である。Dからのタイプ2のトランクはAからの要求の半分と、Bからの要求の半分とを運ぶ。Eからのタイプ2のトランクは、A、B、Cのそれぞれからの要求の半分を運ぶ。Fからのタイプ2のトランクは、ノードCだけからの要求の半分を運ぶ。

(5)

【0076】 s_p と g_i のそれぞれの数値によって、パス間で便利に区別ができることがわかった。ルート選定要求だけが所与のパス上にある場合、 g_i が表すせいぜい2倍までのサービス料金にしかならず、パスは「短い」ということができる。そうでない場合、パスは長いということができる。すなわち、 $s_p \leq 2g_i$ の時、エンドノードiからのパスPは短く、そうでない場合は長いということである。

【0077】長いパスは、一緒にエンドノードiからの要求の半分未満を運ぶ。しかし、HUCでは、長いパスから短いパスへの直接のフローのルート変更を禁じている。ルート変更により長いパスのトランクの利用が不十分にならないようにである。

【0078】再度図4を参照して、今度は丸め処理期8

【0071】図5Cは、このネットワークのためのパス分解を示す。パス120と125のそれぞれは、ノードAからの要求の一部 $f_p = 1/2$ を選び、パス130と135はそれぞれノードBからの要求の一部 $f_p = 1/2$ を選び、パス140と145はそれぞれ、ノードCからの要求の一部 $f_p = 1/2$ を運ぶ。

【0072】所与のエンドノードからのそれぞれのパスPは、順にタイプの数字が大きくなるトランクの連続に従うように選択する。できれば、パスは一度に一つずつ、適切なトランクでの使用変数の数値を考慮しながら定義する。例に示す手順で、使用変数が最小のトランクがみつかった。このトランクを含むパスを追跡する。この使用変数で記述された要求一切を、そのパスに負わせる。負わされた要求量を、上記所与のノードからの要求を運んでいる他の全トランク（そのフローパスの）から引き算する。

【0073】パス分解手順には、ネットワーク規模NとトランクタイプKとで多項式になる期間に自動的に実施できるという有利な性質があることがわかった（ネットワーク規模は、ノードの数か、または、リンクの数で特徴づけられる）。

【0074】上述のように、 f_p は所与のパスPで運ばれるノードiからの要求の一部分である。パスPを通じて要求1ユニットを送るためのサービス料金 s_p は、パスPにより構成されるトランク全部についてのそれぞれのサービス料金を加えることにより簡単に計算できる。

【0075】以下に述べる丸め処理で重要になってくる有益な数量として、 g_i がある。これは、代替パス全部を考慮した時に、エンドノードiから要求1ユニットを送信する際のサービス料金の合計を表す。すなわち、 g_i は、ノードiからの全パスについて、 $f_p \times s_p$ の積を合計して計算する。

【数4】

$$g_i = \sum_P f_p s_p$$

0について述べる。上記のように、丸めはK段階で行われる。トランクタイプKから始まって、順次、小さいタイプのトランクに続く。各段階中（現行のトランクタイプk）、各リンクeにタイプkのトランクをまるごと買うかどうかを決定し、上述のように、そして以下にさらに詳細に述べるように、ルート変更を行う。

【0079】各段階の終了時（トランクタイプは現行通りk）に、以下の規則が満足されることを求める。

(a) リンクすべてと、k以上のタイプのトランクすべてについて、対応する投資変数の現在の値 x^e_k は整数であること（すなわちそれぞれが0か1でなければならない）

(b) 全リンク、全トランクタイプ、全ノードについて、対応する投資変数 x^e_k と対応する使用変数 y^e

k, i の現行の値は、フロー条件、範囲条件および諸経費条件を満足しなければならない。

(c) 全リンク、全ノード、 k 未満のすべてのトランクのタイプについて、 \bar{x}_k^e と $\bar{y}_{k,i}^e$ の現行の値は、HUCを満足しなければならない。

【0080】所与のフローパスのルートは、上述のように丸める際に修正することができる。しかし、それぞれのフローパスはもともとの開始ノードから始まらなければならない、しかも、コアで終わらなければならない。パス分解のために、フローパス P がエンドノード i からの要求の一部 f_p を運んでいるなら、フローパス P は、ルート変更の後も、要求の同じ部分を運ぶものとする。

【0081】丸め処理の際、2本のフローパスを同一のルート上に併合することができる。しかし、それでも別々のフローパスとして扱われる。ただし、各トランク上の投資変数は、少なくとも同じエンドノードから発信されてトランクを通過するパス P すべてについて、要求の一部分 f_p の合計と同じくらい大きくなければならない。

【0082】丸め処理期の一つの効果は、高度に相互接続されたネットワーク構造が、例えば、図2に示すような木構造に変更されることである。このような構造の各レベルで、高いオーダーのコモンノード（ノード155など）にノードのクラスタ（図2のクラスタ150など）が接続する傾向があり、そこから、ネットワーク内の次に高いレベルへのコモンリンク（リンク160など）を共有する。

【0083】こうして、一度所与のタイプのトランクが購入するものとして指示されたら、丸め手順では、そのトランク上の要求をすべて配置しているノードクラスタを分割するのが望ましい。一度そのようなクラスタがみつかったら、それ以上検討対象としない（さしあつて）ものとして印をつける。

【0084】この目的のために、適格性という概念を導入する。トランクの購入が指定される時、これは特定のノードについて指定される。このノードをリーダーという。エンドノードはすべて、当初は適格だが、一度トランクの購入が指示されると、リーダーは適格性のリストから外される。同様に適格性のリストから外されるのは、リーダーと共にクラスターを形成しようとしていた、「フォロワー」と称するその他のノードすべてである（結果として、フォロワーはいずれも決してリーダーになることができない。さらに、あるノードが所与のリーダーのフォロワーになったら、それはその他いかなるリーダーのフォロワーにもなれない）。このプロセスについて以下にさらに詳細に述べる。

【0085】購入するものとして指定されたトランクを「候補」と呼ぶ。重要なこととして、トランク（現行タイプ k ）は、現在リーダーになっているエンドノードからの短いパス（上記に定義する通り）にある場合にの

み、潜在的な候補になることができる。しかし、リーダーからの短いパスがタイプ k のトランクをまったく通っていない（すなわち、 k 未満のタイプのトランクだけしか通過していない）場合、そのパスの末尾のコアノードを潜在的な候補として扱う。

【0086】潜在的候補それぞれに関連コストがあり、これは「潜在候補コスト」と呼ぶ。これは、諸経費 σ_k に長さを掛けた積により得られる。

【0087】図6のボックス150を参照すると、購入ステップは、 g_i の昇順にエンドノードを発注することから始まっている。 g_i のコンピュータ計算の説明例を、図5A-図5Cのネットワークを参照しながら説明する。最初、パス120から145について、それぞれの s_p 値を計算する。各パスについて、パス内の全リンクに対して、サービス料金に長さを掛けた積を合計する。説明のため、タイプ1のサービス料金を2、タイプ2のサービス料金を1とする。パス120の場合、 s_p は $5 \times 2 + 1 \times 1 = 11$ である。パス125では、 s_p は12である。パス130では11、パス135では12、パス140では12、パス145では13である。

【0088】次に、各エンドノードについて、適切な s_p 値の加重合計を得る。ここで f_p は加重係数である（この例では、加重係数はすべて $1/2$ である）。結果は g_i となる。こうして、ノードAでは g_i は（パス120と125の合計の結果）、11と $1/2$ である。ノードBの結果（パス130と135の合計）も11と $1/2$ 、ノードCの結果（パス140と145の合計）は12と $1/2$ である。

【0089】同数を取り扱うための有利な規則は、任意に分割してしまうことである。この規則を適用して、エンドノードをABC順に並べる。

【0090】図6に戻ると、次は、 g_i が最小となる適格なノードを明らかにするステップである（ボックス170として示す）。この例では、これはノードAである。ボックス175に示すように、次のステップでは、現ノードからの短いパスをすべて明らかにする。この例では、パス120と125である。これらのパスのうち一方の上にあるタイプ k のトランクはそれぞれ、潜在的な候補である（上述のように、タイプ k のトランクを通らない短いパスがある場合、コアノードも潜在的な候補になることができる）。

【0091】この例の説明を続ける。現在の k の値を2としよう。説明のため、タイプ1の諸経費を1、タイプ2の諸経費を4とする。図5Cを参照すると、ノードDからのタイプ2のトランクの潜在的候補のコスト（すなわち、単位長当たりの諸経費に長さを掛けた積）は4である。ノードEからのタイプ2のトランクの潜在的候補コストは8、ノードFからのタイプ2のトランクの場合

【0092】再度図6に戻ると、次のステップ180

は、潜在的候補コストが最も少ない潜在的候補を見つけることである。図5A-図5Cの例では、コストゼロの候補はなく、このステップは、タイプ2のトランク3本のうち最短のものをを見つけるのと同じことである。ボックス185に示すように、コストが最小の潜在的候補が候補になるのである。この例では、候補は、ノードDからのタイプkのトランクである。

【0093】図6のボックス190に示すように、投資変数は候補に対して1に設定し、その他すべての潜在的候補に対しては、これを0に設定する（投資変数は、長いパス上にあるタイプkのトランクにだけ、0になる）。この例では、結果は図7に示す通りとなった。

【0094】さて、フォロワーという概念について、図8を参照しつつさらに詳細に述べたい。図8のネットワークは、図5Cのものと同様であるが、ただ、異なるのは、ノードAとノードBからのフローパスに、ノードCからのフローパスのいずれかと共通のトランクがないことである。その代わりに、cからのフローは以前はトランク205を通過していたが、今ではトランク210を通るものとして示される。

【0095】ノードEは、ノードAからの要求を運ぶタイプ2のトランク、すなわちトランク205のベースにある。ノードBはノードEに要求を送る。これは、BをAのフォロワーにするのに十分である。ノードCも、ノードEに要求を送る。AとCからのそれぞれの要求には共通のトランクがなくとも、CをAのフォロワーにするにはこれで十分である。

【0096】もっと一般的には、エンドノードiからの短いパスがベースとしてノードXを備えるkタイプのトランクを通過する場合、i'からの短いパスがノードXを通過するなら、適格なノードi'はiのフォロワーになる。

【0097】また図6を参照すると、次のステップ195は、現在のリーダーのフォロワーをすべてみつけることである。それから、ボックス200に示すように、現行リーダーとそのフォロワー全部が適格性リストから消される。次に適格なエンドノードは、このとき明らかにされ（ボックス202）、手順をボックス175から繰り返す。最後の適格なエンドノードの処理が行われたところで購入ステップは終了となり、ルート変更ステップ（図4、ボックス90）に進む。

【0098】ルート変更後の要求を運ぶために複数のkタイプのトランクが利用できることが多い。ルート変更により生じるサービス料を根拠に、最善のトランクを選択する。最善のトランクとは、サービス料がもっとも安いものである。選択するかもしれないトランクのことは、「アクセス可能」と表現する。

【0099】アクセス可能性の概念を、以下に、図9を参照しながら説明する。図9のネットワークは、図5Cのネットワークと似ているが、ただし、新しい有限要求

エンドノードGとIとが導入され、新しい要求ゼロのエンドノードHが導入されている点異なる。ノードGおよびIは、ノードAのフォロワーではない。ノードGおよびIからの要求は、タイプ1のトランクにあるノードFに流れていく。ノードGからの要求は、タイプ1のトランク上のノードHに流れ、ノードHからはタイプ2のトランク215のコアへ流れる。トランク215は、ノードGおよびIの候補である。

【0100】フローパス（長短を問わず）の出発点となっているエンドノードすべてが、タイプ1のトランクを経てノードFに入ると考える。これらはノードC、G、Iである。タイプ2のトランクがこうしたエンドノードのいずれかの候補だった場合、ノードFにアクセス可能である。この例では、トランク215と220とがアクセス可能である。

【0101】別の例を図10に示す。図10は図9に似ているが、ただし、ノードIがなくなり、トランク215がなくなり、ノードHがコアに移動した点異なる。タイプ1のトランク225がノードGからノードHへ要求を運ぶ。ノードHはノードGの候補となる。ノードHとトランク220とは、ノードFにアクセス可能である。

【0102】さらに一般的には、長短に関わらず、タイプ(k-1)のトランクを介してノードYに入るフローパスすべてを考える。こうしたフローパスがエンドノードの集合Sから発していたら、Sにあるエンドノードの候補はすべて、Uにアクセス可能である。

【0103】ノードUに対してアクセス可能な各候補について潜在的なルート変更コストを計算する。

【0104】まず、候補が、ベースノードWを備えたタイプkのトランクであるとする。候補を通過するリーダーエンドノードi'からの短いパスP'をみつける。この場合、潜在的ルート変更コストは、まずタイプ(k-1)のトランクをUからWへ回し、WからパスP'に沿ってコアへ回すことにより、ノードUからコアへ1単位の要求を送るためのサービス料金である。

【0105】次に、候補がコアノードWだとする。この場合、潜在的配置変更コストは、UからWへタイプ(k-1)に沿って要求1単位を送るサービス料金である。

【0106】潜在的配置変更コストが最小となる候補を選択する。タイプ(k-1)のトランクを経由してノードUに入るフローパスはすべて、タイプ(k-1)のトランクを経由して選ばれた候補にルート変更される。

【0107】ルート変更の例を図7に示す。ここで、ノードEからの要求は、タイプ1のトランク230条のノードDに回し直され、ノードFからの要求はタイプ1のトランク235上でノードDに回される。

【0108】ここで再び図4を参照する。ルート変更ス

ステップ 90 に続くのは、短絡ステップ 95 である。ルート変更ステップの結果は、2つの連続するリンク上のタイプ $k-1$ のトランクに従うフローパスを指定することにより、フロー条件に反することがある。短絡ステップでは、このような連続するトランクのそれぞれの対を、単一のトランクで置き換える。

【0109】より詳細には、ノード U から出て行くタイプ $(k-1)$ のトランクは一つしかなく、このトランクがノード W で終端すると考える。この場合、入ってくるタイプ $k-1$ の各トランク（出て行くトランクとの組み合わせで）は、短絡で置き換えられる。各短絡は、ノード U ではなく、ノード W で終端する新しいタイプ $(k-1)$ のトランクである。

【0110】図 7 を図 11 と比較することにより、例を示す。タイプ 1 のトランク 230 と 235 は、ノード D で終端し、削除される。タイプ 1 のトランク 240 と 245 はそれぞれノード A とノード B から発しており、ノード E で終端するが、それぞれ、タイプ 1 のトランク 260 と 265 に置き換えられて、いずれもノード D で終端する。タイプ 1 のトランク 250 と 255 は、ノード C から始まり、それぞれノード E および F で終端しているが、これはいずれもノード D で終端するタイプ 1 のトランク 270 および 275 に置き換えられる。丸めの次の段階では、所与のノードの対の間にあったタイプ 1 のトランクの重複はなくなり、図 12 に示すネットワーク構造となる。

【0111】短絡ステップでトランクを置き換えるとき、旧トランクの投資変数は 0 に設定され、新トランクの投資変数は 1 に設定される。タイプ $k-1$ 以上のどのトランクについても、ルート変更および短絡のために生じたフローパスの変化を反映して使用変数の数値を設定する。これにより、フロー条件の満足が維持される。

【0112】それぞれの短絡（タイプ $k-1$ の）が、それが置き換わる入力トランクの投資変数の数値を取るため、諸経費条件は、タイプ $(k-1)$ トランクについては、満足が維持される。高次タイプのトランクの投資変数の数値は、0（この場合、フローのルートは得られない）か 1 かのいずれかである。低次タイプのトランクの場合には、フローは変化しない（丸め処理期の現行段階の結果として）。こうして、丸め処理の各段階の結果は、諸経費条件を満足する。

【0113】最後に、各短絡が、置き換わる入力トランクと同一のトランクタイプであることから、そして、入力トランクについて HUC が満足されたことから、 HUC も満足される。

(6)

【0120】線形計画は、前述のように、投資変数およ

【0114】改めて図 4 を参照すると、丸め処理期の全段階が完了した後で、要求はエンドノードからコアへと送られる。各エンドノードからの要求全体は、サービス料金が最小となるパスに沿って送られる。

【0115】上に述べた方法は、アクセスネットワークに関係しているが、コアの設計に関連する問題を扱っていない。この上、必要になるのは、コアにおけるスイッチングのコストを最小限に抑えるようにコアノードの配置を設計することである。我々の方法を拡張して、そのような設計を達成することができる。

【0116】コアノードのインデックスを正の整数 j とする。コア変数と称する新たな変数 z_j を導入する。コア変数は、0 から 1 までの閉じた間隔の中の数値を取る。丸め処理の後、コア変数の数値が 1 であればノード j がコアノードとして受け入れられ、そして、そこにスイッチが設けられたことを示す。同様に、丸めた数値が 0 であれば、ノード j がコアノードとしては拒絶されたことを示す。

【0117】線形計画で、目的関数 OF は、次の項を加えることによって増加する： $j \sum c_j z_j$ 。ここで、記号 c_j は、ノード j にスイッチを設置するコストを表す。こうして、追加された項がコアネットワークのスイッチングコストの合計を表す。この点で、コアネットワークとアクセスネットワークとの間でトレードオフがあるかもしれないことに留意されたい。例えば、コアノードの数を増やす（そしてコアネットワークのコストを増やす）ことにより、アクセスネットワークのコストが減少する。

【0118】さらに二つの制約条件が、線形計画に課される。すでに述べたコア変数範囲条件は、コア変数が 0 から 1 までの閉じた間隔の数値を取るということである。スイッチングコスト条件（ SCC ）では、コアノード j で終端するフローがあった場合、ノード j で適切なスイッチングコストを必ず支払わせるようにする。

【0119】さらに正確には、 SCC は、コアノード j に入入りする全トランクについて、それぞれの使用関数 $y_{k,i}^e$ のそれぞれの合計について述べるができる。各エンドノード i に対応するそれぞれの合計がある。 SCC が満足されるのは、エンドノード i およびコアノード j からなる対のそれぞれについて、出力合計に対して入力合計の余剰分がコア変数 z_j 以下の場合である。数学的に言うと、 SCC は、すべての対 i, j について次の通りとする。

【数 5】

$$\sum_{\substack{\text{trunks}(e,k) \\ \text{entering } j}} y_{k,i}^e - \sum_{\substack{\text{trunks}(e,k) \\ \text{leaving } j}} y_{k,i}^e \leq z_j$$

【0120】線形計画は、前述のように、投資変数および使用変数の最適値を得るために、また、コア変数の最

適値を得るために解くものである。投資変数およびコア変数は、上に説明したように、諸段階のそれぞれのトランクのタイプについて丸める。コア変数 z_j のそれぞれは、複数の K 変数（コアテスト変数と称する） z_{ij} , z_{2j} , ..., z_{kj} に広がっていく。これらはそれぞれ、最初是对应するコア変数の最適（小数）値に設定される。そして、タイプ k のトランクを丸める段階で、適切なコアテスト変数 z_{kj} のそれぞれを、以下の規則に従って丸める（コアノード j すべてについて）。

(1) 何らかのエンドノードからの短いパスが、タイプ $(k-1)$ トランクを介してコアノード j で終了している場合には、 z_{kj} を丸めて 1 とする。

(2) 一つまたはそれ以上のエンドノード i からのそれぞれの要求の一部の断片がタイプ $k-1$ 未満のトランクを介してコアノード j に達した場合、このような断片全体の中で最大のものでも、せいぜい $z_{k-i,j}$ である。

【0121】丸め手順の最後に、対応するコアテスト変数 z_{kj} のいずれかを丸めて 1 にした場合、ノード j においてスイッチを購入する。ノード j はこうして全面的コアノードとなる。対応するコアテスト変数で丸めて 1 になるものがない場合には、ノード j ではスイッチを購入しない。

【0122】先に、購入ステップについて述べた中で、丸め段階において、エンドノードからコアノードまで、現行のトランクタイプ未満のタイプのトランクしか経由せずに通る短いパスが見つかるかもしれないことを指摘した。ここで、そのようなパスを「カテゴリー 2 のパス」と呼ぶ。以前、カテゴリー 2 のパスの末尾にあったコアノードは、潜在的候補コスト 0 の潜在的候補として扱われていた。

【0123】さて、このようなコアノード j は、潜在的候補コスト c_j と共に潜在的候補として扱われる（すなわち、スイッチングコストと同様に設定される）。適格なエンドノード i' の短いパスが、タイプ k 未満のトランクを経由してコアノード j に達する場合、 i' は、 i のフォロワーになる。

【0124】以前のように、潜在的候補コストが最小となる潜在的候補が i ならびにその全フォロワーになる。

【0125】最適投資変数 x_k^e は、リンク (e, k) が候補の時、1 に丸められ、その他の時は 0 となる。

【0126】コア変数 z_{kj} は、コアノード j が候補のときは 1 になり、その他の時は 0 となる。

【0127】ルート変更ステップと短絡ステップは、本質的には上述の通りである。各ノード u について、タイプ $(k-1)$ のトランクを経由して u に入るフローパスすべてを考慮する。こうしたパスは、 u について、最善のアクセス可能な候補を介してコアに向けてルート変更される。タイプ $(k-1)$ のトランクは、 u から最善の候補へと回される。これにより、こうしたフローパスのそれぞれが、必ず、全トランク (e, k) を通過する

（すなわち、投資変数の値が 1 のトランクを通して）か、あるいは、タイプ $(k-1)$ のトランクを経由して、コア変数 $z_{k,j}$ の値が 1 であるコアノード j で終端するようになる。

【0128】上に説明した通り、短絡ステップの結果、連続するタイプ $(k-1)$ のトランクの対はそれぞれ、単独のタイプ $(k-1)$ のトランクに置き換えられる。

【0129】上に述べた計算手順は、一般には、汎用デジタルコンピュータ、専用デジタルプロセッサ等のデジタルコンピュータ装置により、適切なコンピュータプログラムの下で実施される。このようなコンピュータ装置は、たとえば、ネットワークオペレータの事務所、もしくはネットワークスイッチングターミナルに置くことができる。

【0130】線形計画に対する入力として働く要求値 d は、要求測定値、要求理論モデルなど、様々な情報源から送ることができる。

【0131】投資変数および使用変数の（そして該当する場合はコア変数についても）最適値および丸め値が得られた後、示された関連タイプのリンク容量を提供することにより、結果として得られたネットワーク設計の実現が望まれることが多い。容量の提供は、物理的にトランクを敷設することで実施される場合もあれば、敷設済みのトランクの販売またはリースにより実行される場合もある。

【0132】さらに別の場合には、容量提供は、仮想ネットワークを定義するネットワーク管理ソフトウェアにより実施される。このような場合、様々なクラスのリンク容量が、購入者による、たとえば、ネットワーク管理装置のデジタルメモリ内での適切なパラメータ設定などにより割り当てられる。

【0133】典型的なシナリオとして、アクセスネットワークの設計に関してここに記述した方法は、ネットワークオペレータの中央供給システムと関連づけられたデジタルコンピュータが実施する。中央供給システムは、ネットワークの個別のスイッチに対して要請を発行し、適切なリンクおよび帯域の割当てをめざす。各スイッチには、デジタルアクセスクロス接続システム (DACS) が共存する。中央供給システムが発行する要請により、各 DACS にパラメータが設定される。これに応じて、DACS は、ネットワークスイッチに対してクロス接続を設定して、要請されたネットワーク設計を実施する。

【図面の簡単な説明】

【図 1】アクセスネットワークとコアネットワークとを含むタイプの通信ネットワークを説明する略図である。

【図 2】図 1 に示すタイプの通信ネットワークで、アクセスネットワークが木構造を備えている場合の略図である。

25

【図 3】 例示としての実施形態において本発明に従って解くべき線形計画を説明するブロック図である。

【図 4】 実施形態において発明の方法を実施する際に従うべきステップを示したフローチャートである。

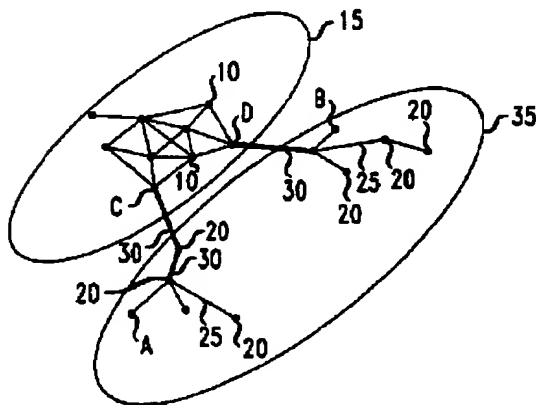
【図 5 A】 単純なネットワークの略図の形で、実施形態における本発明の方法に従ってフローバス分解のステップを示す図である。

【図 5 B】 単純なネットワークの略図の形で、実施形態における本発明の方法に従ってフローバス分解のステップを示す図である。

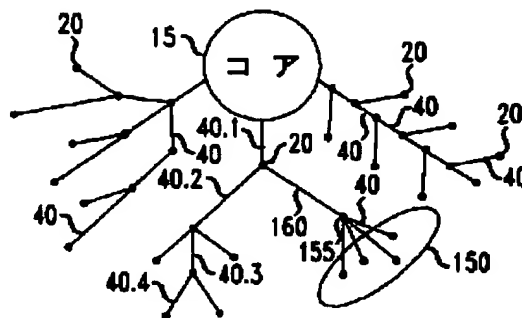
【図 5 C】 単純なネットワークの略図の形で、実施形態における本発明の方法に従ってフローバス分解のステップを示す図である。

【図 6】 詳細を拡大して図 4 の購入ステップを説明するフローチャートである。

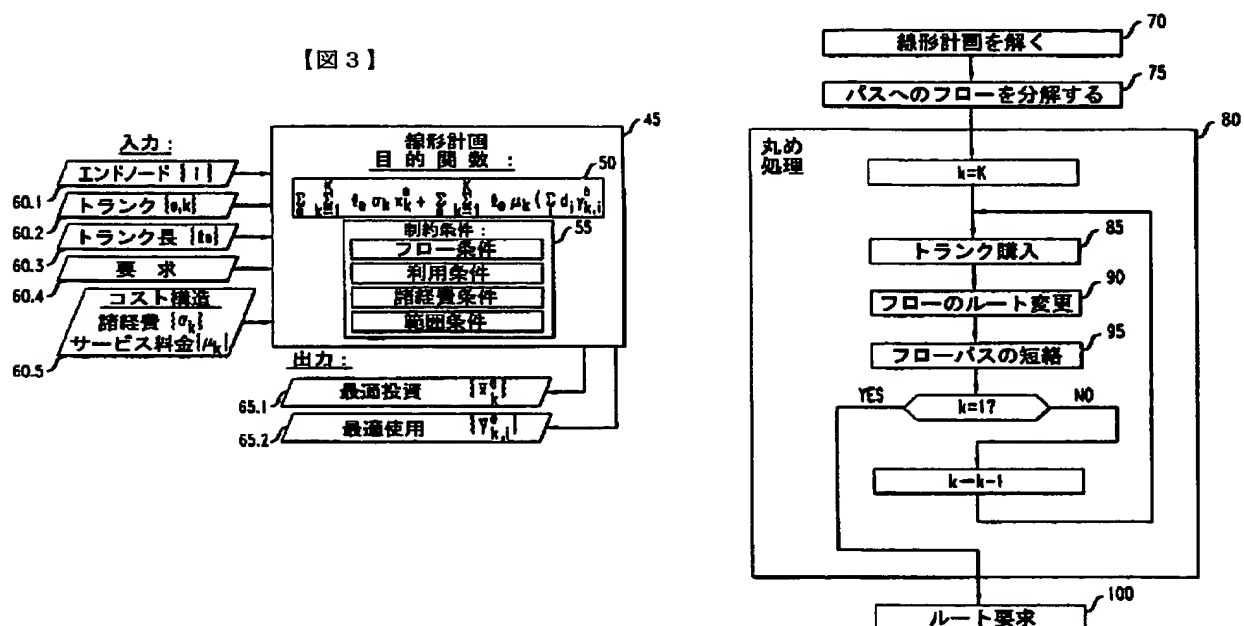
【図 1】



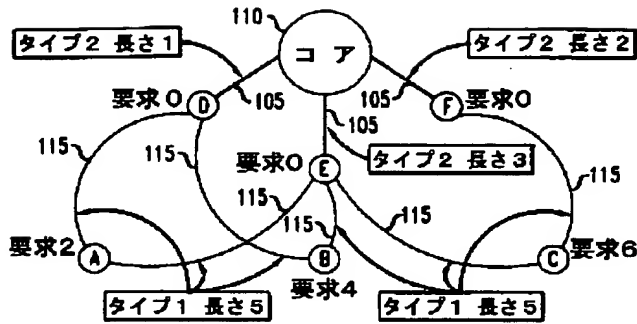
【図 2】



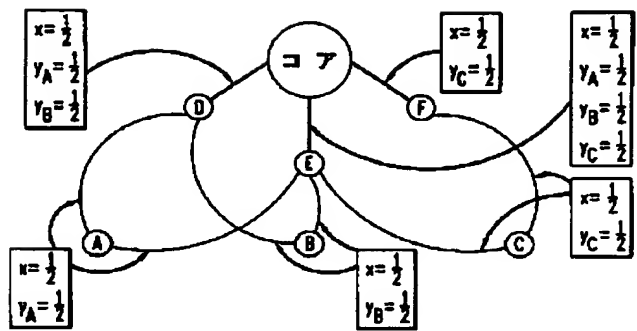
【図 4】



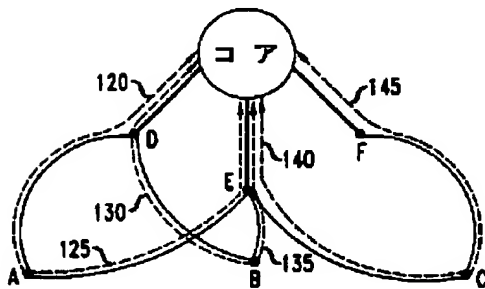
【図 5 A】



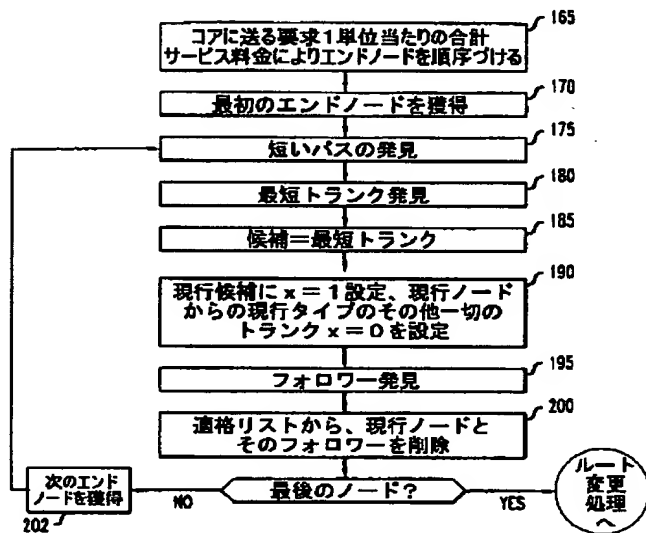
【図 5 B】



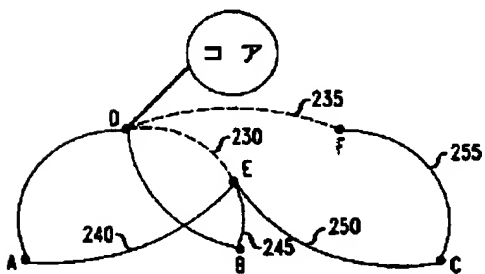
【図 5 C】



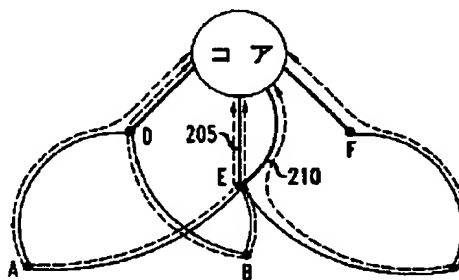
【図 6】



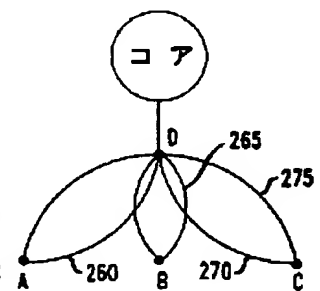
【図 7】



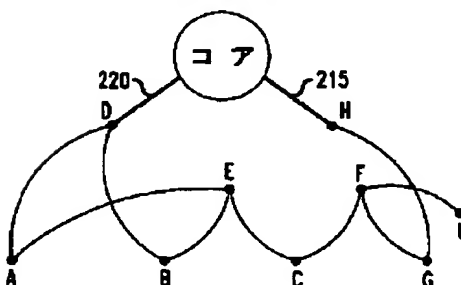
【図 8】



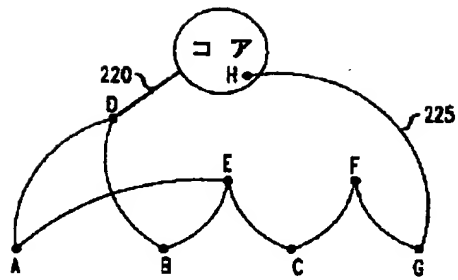
【図 11】



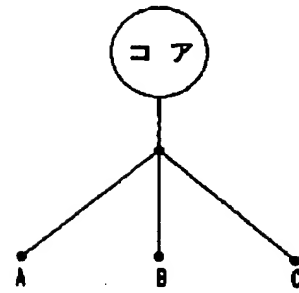
【図 9】



【図 10】



【図 12】



フロントページの続き

(72)発明者 イハオ リサ ザン
 アメリカ合衆国 07974 ニュージャージー
 イ, ニュープロヴィデンス, グラント ア
 ヴェニュー 106